





**RECORDING METHOD AND DEVICE AS WELL AS RECORDING MEDIUM**

**Patent number:** JP2001243724  
**Publication date:** 2001-09-07  
**Inventor:** TODO HIROBUMI; YAMADA MAKOTO  
**Applicant:** SONY CORP  
**Classification:**  
- international: **G11B20/12; G11B27/32; G11B20/12; G11B27/32;**  
(IPC1-7): G11B20/12; G06F12/00; G11B27/00  
- european: G11B20/12D; G11B27/32D2  
**Application number:** JP20000054249 20000229  
**Priority number(s):** JP20000054249 20000229

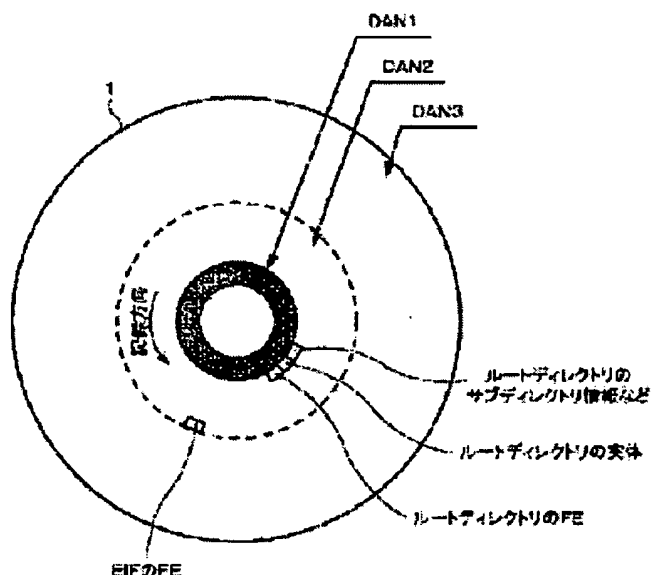
Also published as:

 EP1130599 (A2)  
 US7054889 (B2)  
 US2001032213 (A1)  
 EP1130599 (A3)

Report a data error here

**Abstract of JP2001243724**

**PROBLEM TO BE SOLVED:** To allow always high-speed accessing without interruption of pointer information in file accessing. **SOLUTION:** Areas DAN-1 to DAN-3 are disposed from the outer side of the lead-in and volume information areas of a disk 1. The use area of the disk 1 is indicated by a bit map and the position of the file entry (FE) of a route directory is indicated in the DAN-1. The FE and entity of the route directly and sub-directory are disposed in the DAN-2. An FE indicating idle areas of the DAN-2 is formed and the idle area is managed as a file FIF. The attribute to inhibit rewriting, moving the perusal is set in the file FIF. The FE and entity of the file referenced from the information of the DAN-2 are disposed in the DAN-3. When the sub-directory is added, the file FIF is deleted in the DAN-2 and the management information of the sub-directory to be added to the idle area is recorded. The idle area for the information to be added is surely assured in the area DAN-2.



Data supplied from the esp@cenet database - Worldwide

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号  
特開2001-243724  
(P2001-243724A)

(43) 公開日 平成13年9月7日 (2001.9.7)

(51) Int.Cl. <sup>7</sup>	識別記号	F I	チーコード <sup>*</sup> (参考)
G 1 1 B 20/12		G 1 1 B 20/12	5 B 0 8 2
G 0 6 F 12/00	5 0 1	G 0 6 F 12/00	5 0 1 H 5 D 0 4 4
	5 2 0		5 2 0 J 5 D 1 1 0
G 1 1 B 27/00		G 1 1 B 27/00	D

審査請求 未請求 請求項の数17 O L (全 14 頁)

(21) 出願番号 特願2000-54249(P2000-54249)

(22) 出願日 平成12年2月29日 (2000.2.29)

(71) 出願人 000002185

ソニー株式会社

東京都品川区北品川6丁目7番35号

(72) 発明者 藤堂 博文

東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー株式会社内

(72) 発明者 山田 誠

東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー株式会社内

(74) 代理人 100087762

弁理士 杉浦 正知

Fターム(参考) 5B082 CA01 EA01

5D044 AB03 BC04 CC04 DE03 DE17

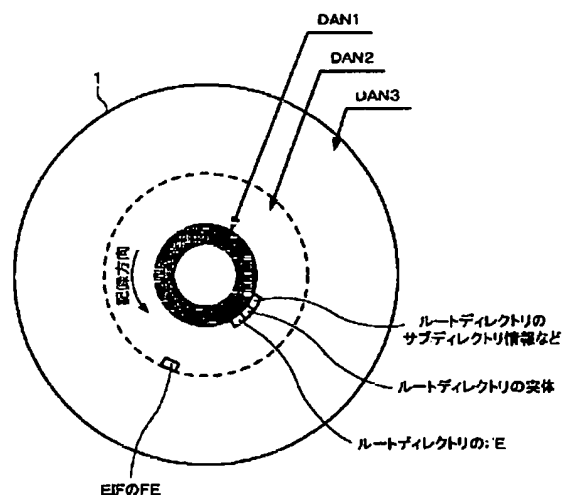
5D110 AA17 BB01 BC11

(54) 【発明の名称】 記録方法および装置、ならびに、記録媒体

(57) 【要約】

【課題】 ファイルアクセスの際のポインタ情報が分断せず、常に高速なアクセスが可能とする。

【解決手段】 ディスク1のリードイン及びボリューム情報領域の外側から、領域DAN-1～DAN-3が配される。DAN-1には、ディスク1の使用領域がビットマップで示されると共に、ルートディレクトリのファイルエントリ (FE) の位置が示される。DAN-2には、ルートディレクトリやサブディレクトリのFE及び実体が配される。DAN-2の空き領域を示すFEが作成され、空き領域がファイルEIFとして管理される。ファイルEIFには、書き換えや移動、閲覧などを禁止する属性が設定される。DAN-3には、DAN-2の情報から参照されるファイルのFE及び実体が配される。サブディレクトリが追加されると、DAN-2においてファイルEIFが削られ、空いた領域に追加されるサブディレクトリの管理情報が記録される。領域DAN-2において、追加される情報のための空き領域が確実に確保される。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 階層的なファイルシステムに基づきデータをディスク状記録媒体に記録する記録方法において、ファイルシステムの階層構造を管理する管理情報をディスク状記録媒体の特定領域に記録するようにしたと共に、上記特定領域中の未使用領域を特別なファイルとして扱うようにしたことを特徴とする記録方法。

【請求項2】 請求項1に記載の記録方法において、上記特定領域に上記管理情報を追加するときに、追加される上記管理情報に応じて上記特別なファイルのサイズを小さくし、上記特別なファイルが上記小さくされることで上記特定領域が空いた部分に上記追加される管理情報を記録するようにしたことを特徴とする記録方法。

【請求項3】 請求項1に記載の記録方法において、上記特別なファイルを示す情報は、上記特定領域内の固定的な位置に配置されることを特徴とする記録方法。

【請求項4】 請求項3に記載の記録方法において、上記位置は、上記階層構造のルートディレクトリを示す情報が配置される位置よりも前であることを特徴とする記録方法。

【請求項5】 請求項3に記載の記録方法において、上記位置は、上記階層構造のルートディレクトリを示す情報が配置される位置よりも後であることを特徴とする記録方法。

【請求項6】 請求項3に記載の記録方法において、上記位置は、上記管理情報により示されるファイルの実体が配置される領域と、上記特定領域との境界であることを特徴とする記録方法。

【請求項7】 請求項1に記載の記録方法において、上記特定領域に新たに上記管理情報を追加する領域が無くなったとき、上記特別なファイルを示す情報を書き換えることで上記特別なファイルの領域を拡大するようにしたことを特徴とする記録方法。

【請求項8】 請求項1に記載の記録方法において、上記特別なファイルに対して隠しファイル属性と、システムファイル属性と、読み出し専用ファイル属性とを設定するようにしたことを特徴とする記録方法。

【請求項9】 階層的なファイルシステムに基づきデータをディスク状記録媒体に記録する記録装置において、ファイルシステムの階層構造を管理する管理情報をディスク状記録媒体の特定領域に記録するようにしたと共に、上記特定領域中の未使用領域を特別なファイルとして扱うようにしたことを特徴とする記録装置。

【請求項10】 階層的なファイルシステムに基づきデータが記録されたディスク状の記録媒体において、ファイルシステムの階層構造を管理する管理情報が特定領域に記録されると共に、上記特定領域中の未使用領域が特別なファイルとして扱われるようにされたことを特徴とする記録媒体。

【請求項11】 請求項10に記載の記録媒体におい

て、

上記特定領域に上記管理情報を追加するときに、追加される上記管理情報に応じて上記特別なファイルのサイズを小さくし、上記特別なファイルが上記小さくされることで上記特定領域が空いた部分に上記追加される管理情報が記録されることを特徴とする記録媒体。

【請求項12】 請求項10に記載の記録媒体において、

上記特別なファイルを示す情報は、上記特定領域内の固定的な位置に配置されることを特徴とする記録媒体。

【請求項13】 請求項12に記載の記録媒体において、

上記位置は、上記階層構造のルートディレクトリを示す情報が配置される位置よりも前であることを特徴とする記録媒体。

【請求項14】 請求項12に記載の記録媒体において、

上記位置は、上記階層構造のルートディレクトリを示す情報が配置される位置よりも後であることを特徴とする記録媒体。

【請求項15】 請求項12に記載の記録媒体において、

上記位置は、上記管理情報により示されるファイルの実体が配置される領域と、上記特定領域との境界であることを特徴とする記録媒体。

【請求項16】 請求項10に記載の記録媒体において、

上記特定領域に新たに上記管理情報を追加する領域が無くなったとき、上記特別なファイルを示す情報が書き換えられることで上記特別なファイルの領域が拡大されるようにしたことを特徴とする記録媒体。

【請求項17】 請求項10に記載の記録媒体において、

上記特別なファイルに対して隠しファイル属性と、システムファイル属性と、読み出し専用ファイル属性とが設定されたことを特徴とする記録媒体。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】この発明は、書き換え可能で、特に大容量のデータを記録可能なディスク状記録媒体にデータを記録する記録方法および装置、ならびに、記録媒体に関する。

【0002】

【従来の技術】近年、DVD(Digital Versatile Disk)に代表される、高密度光ディスクの開発が進み、それに伴い、規格の標準化が進められた。この標準化により、UDF(Universal Disk Format)が策定された。DVDが書き換え可能とされたDVD-RAM(DVD-Random Access Memory)は、このUDFに従った論理フォーマットが用いられる。また、CD-ROM(Compact Disc-Read

Only Memory)が書き込み可能とされたCD-Rや、書き換え可能とされCD-RWも、このUDFを適用可能である。

【0003】UDFにおいては、階層的なファイルシステムが用いられ、ルートディレクトリに格納された情報からサブディレクトリが参照され、サブディレクトリに格納された情報から、さらに別のサブディレクトリの参照や、実体的なファイルの参照がなされる。

【0004】上述について、より具体的に説明する。ディスク上の記録領域は、セクタを最小単位としてアクセスされ、例えばDVD-RAMでは、ディスクの内側から外側へとアクセスがなされる。最内周側から、リードイン領域に続けてボリューム情報が書き込まれる領域（ここでは、システム領域とする）が配され、ここに、ルートディレクトリのファイルエントリ(File Entry:以下、FEと略称する)が書き込まれる位置が示される。FEは、ルートディレクトリ、サブディレクトリおよびファイルのアドレスと長さの情報であるアロケーションディスクリプタ(Allocation Descriptor:以下、ADと略称する)からなる。

【0005】ルートディレクトリのFEにおいて、ADによって実体としてのルートディレクトリの論理アドレスと長さが示される。ルートディレクトリは、1または複数のファイル識別記述子(File Identifier Descriptor:以下、FIDと略称する)を含み、FIDによって、ルートディレクトリ下にあるサブディレクトリのFEやファイルのFEが参照される。これらのFEによって、それぞれ対応するサブディレクトリやファイルの実体が参照される。また、サブディレクトリの実体は、さらに1または複数のFIDを含む。すなわち、UDFにおいて、ルートディレクトリ以外は、FIDおよびFEをポインタとして、FID、FEおよび実体の順にアクセスが行われる。

【0006】

【発明が解決しようとする課題】ところで、UDFでは、上述のFID、FEおよび実体は、記録可能な領域のどこに書き込んでも良いとされている。FID、FEおよび実体は、互いに関連する情報であっても、離れたアドレスに書き込むことができる。また、FID、FEおよび実体が書き込まれるアドレスは、アクセスされる順番になっていなくても良いとされている。

【0007】図10は、このように規定された従来のUDFによる、ディスク上のデータ配置の例を示す。ディスク200の最内周にリードイン領域201が配され、リードイン領域201の外側にシステム領域202が配される。ルートディレクトリの実体203は、例えばシステム領域202の外側に配される。

【0008】一例として、ルートディレクトリからサブディレクトリを介してファイルにアクセスする場合について説明する。ルートディレクトリの実体203のFID

Dに基づき、ルートディレクトリの実体203から物理的に離れたアドレスにあるサブディレクトリのFE204が参照される。さらに、サブディレクトリのFE204のADに基づき、サブディレクトリのFE204から離れたアドレスにあるサブディレクトリの実体205が参照される。同様にして、サブディレクトリの実体205のFIDが参照されてサブディレクトリの実体205から離れたアドレスにあるファイルのFE206が参照され、このファイルのFE206のADにより、ファイルのFE206から離れたアドレスにあるファイルの実体207が参照される。

【0009】別の例として、ルートディレクトリからファイルを直接的に参照する場合でも、ルートディレクトリの実体203のFIDが参照され、ルートディレクトリの実体203から離れたアドレスにあるファイルのFE208が参照され、ファイルのFE208のADにより、ファイルのFE208から離れたアドレスにあるファイルの実体209が参照される。

【0010】このように、従来では、ディスク上にディレクトリやファイルの情報が点在すると、その情報を読みとるのに時間がかかってしまうという問題点があった。

【0011】すなわち、互いに離れたアドレスに存在するポインタを参照して一つのファイルのアクセスするのでは、ディスクのシーク時間が余計にかかってしまい、速やかなアクセスができないという問題点があった。特に、光ディスクや光磁気ディスクのように、ハードディスクなどに比べてアクセスが遅いディスク状記録媒体では、この問題が顕著である。

【0012】この問題を解消するために、例えば、FIDやFEなどのポインタ情報を、ディスクの所定領域にまとめて記録することも考えられる。しかしながら、この場合でも、ディスク上において例えばファイルの削除が行われるのに伴い対応するFEなどが削除された際に生じた空きアドレスに対して、次にファイルが書き込まれてしまうことがある。このようなことが生じると、当初まとめて記録されていたポインタ情報などが分断され、上述のような問題が発生してしまうという問題点があった。

【0013】したがって、この発明の目的は、ファイルアクセスの際のポインタ情報が分断せず、常に高速なアクセスが可能な記録方法および装置、ならびに、記録媒体を提供することにある。

【0014】

【課題を解決するための手段】この発明は、上述の問題を解決するために、階層的なファイルシステムに基づきデータをディスク状記録媒体に記録する記録方法において、ファイルシステムの階層構造を管理する管理情報をディスク状記録媒体の特定領域に記録するようにしたと共に、特定領域中の未使用領域を特別なファイルとして

扱うようにしたことを特徴とする記録方法である。

【0015】また、この発明は、階層的なファイルシステムに基づきデータをディスク状記録媒体に記録する記録装置において、ファイルシステムの階層構造を管理する管理情報をディスク状記録媒体の特定領域に記録するようにしたと共に、特定領域中の未使用領域を特別なファイルとして扱うようにしたことを特徴とする記録装置である。

【0016】また、この発明は、階層的なファイルシステムに基づきデータが記録されたディスク状の記録媒体において、ファイルシステムの階層構造を管理する管理情報が特定領域に記録されると共に、特定領域中の未使用領域が特別なファイルとして扱われるようにされたことを特徴とする記録媒体である。

【0017】上述したように、この発明は、階層的なファイルシステムに基づきデータをディスク状記録媒体に記録する際に、ファイルシステムの階層構造を管理する管理情報をディスク状記録媒体の特定領域に記録するようにしたと共に、特定領域中の未使用領域を特別なファイルとして扱うようにしているため、ファイルシステムの階層構造を管理する管理情報を追加する領域が特定領域中に確実に確保される。

【0018】

【発明の実施の形態】以下、この発明の実施の第1の形態を、図面を参照しながら説明する。図1は、この発明によるディスク状記録媒体1の論理フォーマットを、ディスクの形状に対応付けて示す。このディスク状記録媒体1の論理フォーマットは、従来例で上述したUDF(Universal Disk Format)に準ずるものである。ディスク状記録媒体1(以下、ディスク1と称する)において、最内周にリードイン領域10が配される。リードイン領域10の外側から論理セクタ番号(LSN: Logical Sector Number)が割り当てられ、順に、ボリューム情報領域11、領域DAN(Data Area Number)-1、DAN-2、DAN-3およびボリューム情報領域12が配され、最外周にリードアウト領域13が配される。領域DAN-1~DAN-3には、論理ブロック番号が割り当てられる。

【0019】は、ボリューム情報領域11および12の一例の内容を示す。ボリューム情報領域11には、UDFの規定に基づき、VRS(Volume Recognition Sequence)、MVDS(Main Volume Descriptor)およびLVIS(Logical Volume Integrity Sequence)が書き込まれる。ボリューム情報領域11の終端には、アンカーポイントが置かれる。また、ボリューム情報領域11の内容は、リードアウト領域13の内側のボリューム情報領域12にRVDS(Reserve Volume Descriptor Sequence)として2度書きされる。ボリューム情報領域12の先頭および終端には、アンカーポイントが置かれる。ボリューム情報領域12の終端のアンカーポイントは、最終論

理セクタ番号に対応する。

【0020】論理セクタ番号が272から(最終論理セクタ番号-272)の間は、LVS(Logical Volume Space)とされ、パーティション領域が設けられる。このLVSに、上述の領域DAN-1~DAN-3が配される。LVSの最内周側に設けられる領域DAN-1は、UDFの規定に基づくFSD(File Set Descriptor)およびSBD(Space Bitmap Descriptor)からなる。SBDは、ディスク1の全体の空きエリア情報を、セクタ毎にフラグを立てることで表現する。また、領域DAN-1には、ファイルシステムの階層構造のルートディレクトリのFEのアドレスが示される。

【0021】領域DAN-2は、ディレクトリのFE(File Entry)と、その実体のFID(File ID)とが置かれる領域である。すなわち、これらディレクトリのFEとその実体のFIDとは、領域DAN-2にまとめて記録されることになる。領域DAN-2は、後述するフォーマット時に、予め所定の容量が連続的に確保される。詳細は後述するが、領域DAN-2の未使用領域は、特定の属性が付されたファイルとして確保される。以下、この領域DAN-2の未使用領域からなるファイルを、EIF(Entry Information File)と称する。未使用領域をEIFとしてファイル化して扱うことで、上述のSBDにおいて、この未使用領域が空きエリアとして認識されないようにできる。

【0022】なお、従来例で既に述べたが、FEは、ファイルやディレクトリの実体の場所(アドレス)および大きさを示す。FE中のAD(Allocation Descriptor)によって、これらの情報が記される。また、FIDは、ファイルやディレクトリの名前と、FEの場所(アドレス)および大きさを示す。FID中のICB(Information Control Block)によってこれらの情報が記される。

【0023】領域DAN-3には、ファイルのFEとその実体とが置かれる領域である。領域DAN-3において、ファイルのFEとそのFEに対応したファイルは、アドレス的に連続して配置される。ファイルを追加する際には、既存のファイルに対してアドレス的に連続的に、追加されるファイルのFEが配置され、さらに、アドレス的に連続してファイルの実体が配置される。このように、ファイルのFEおよび実体をアドレス的に連続して配置することにより、ファイルへのアクセスを高速に行うことができる。

【0024】図3および図4を用いて、この発明によるディレクトリ、ファイルおよび空きエリアの管理方法について説明する。図3は、上述の図1に対して、領域DAN-1~DAN-3を抜き出した図である。ここでは、データの記録方向は、図3に一例が示されるように、反時計回りであるものとする。図4は、各FE、FIDおよび実体の一例の階層構造を示す。

【0025】例えば、ルートディレクトリのFEがLS

N=aから開始されるとする。ルートディレクトリのFE中のADによって、ルートディレクトリの実体のアドレスおよび大きさが示される。ルートディレクトリのアドレスは、ルートディレクトリのFEと連続的に配置できるようにされており、例えばLSN=a+1とされる。ルートディレクトリの実体は、1以上のFIDを含む。ルートディレクトリのサブディレクトリ（以下、サブディレクトリと略称する）のFEの名前、アドレスおよび大きさがFIDに記される。サブディレクトリのFEは、ルートディレクトリの実体と連続的になるように配置され、例えばLSN=a+2とされる。このサブディレクトリのFE中のADによって、当該サブディレクトリの実体のアドレスおよび大きさが記される。このサブディレクトリの実体のアドレスは、当該サブディレクトリのFEと連続的になるように配置され、例えばLSN=a+3とされる。サブディレクトリに実体は、1以上のFIDを含み、ファイルや他のサブディレクトリのFEの名前、アドレスおよび大きさが記される。

【0026】各FE、FIDおよび実体がこのように参照されることで、図4に一例が示されるように、領域DAN-2の最内周の所定位置に配置されたルートディレクトリのFEに対して連続的に、ルートディレクトリの実体およびルートディレクトリのサブディレクトリ情報などが配置される。

【0027】一方、図3を参照し、ルートディレクトリの実体中のFIDによって、EIFのFEの名前、アドレスおよび大きさが記される。そして、EIFのFE中のADによって、EIFの実体のアドレスおよび大きさが記される。このように、EIFはファイルとして扱われるので、他のファイルと同様に、FEによってそのアドレスおよび大きさが示される。

【0028】EIFのFEは、図4に一例が示されるように、例えばEIFの実体よりも後ろに配置される。EIFの実体の開始および／または終了アドレス、ならびに、大きさは、後述するように、領域DAN-2に書き込まれる各情報の量によって変動する。

【0029】以上、ルートディレクトリのFE、ルートディレクトリの実体、ルートディレクトリのサブディレクトリのFE、ルートディレクトリのサブディレクトリの実体、EIFのFEおよびEIFの実体は、領域DAN-2に配置される。

【0030】領域DAN-3には、ファイルのFEおよびファイルの実体が配置される。ファイルの実体は、実際にユーザデータなどが書き込まれる領域である。図3に一例が示されるように、ルートディレクトリの実体中のFIDによって名前、アドレスおよび大きさが記されたファイルのFEは、領域DAN-3に配置される。このときの、ファイルのFEの開始アドレスをLSN=dとする。ファイルのFE中のADによって、当該ファイルの実体のアドレスおよび大きさが示される。ファイル

の実体は、当該ファイルのFEと連続的になるように配置され、例えば開始アドレスがLSN=d+1とされる。

【0031】上述したように、領域DAN-2は、このディスク1のフォーマット処理時に予め確保される。次に、このディスク1の一例のフォーマット方法について、概略的に説明する。なお、リードイン領域10およびリードアウト領域13は、例えばディスク1の製造のプレス行程の際に予め作成されるなどして、フォーマット処理以前から既に存在するものとする。フォーマット処理は、ディスク1の内周側から外周側にかけて進められる。

【0032】フォーマット処理が開始されると、最初に、上述したVRS、MVDSおよびLVISがリードイン領域10の外側から書き込まれる。次に、LVSが作成される。LVSにおいて、まず、領域DAN-1が作成される。FSDが書き込まれ、ルートディレクトリの位置が決められる。そして、SBDが作成される。このときに、上述したEIFの領域をSBDにおいて使用済み領域とすることで、EIFの領域が確保される。

【0033】SBDが作成され領域DAN-1が作成されると、次に、領域DAN-1の外側から領域DAN-2が作成される。領域DAN-2の作成において、まず、領域DAN-1で書き込まれたFSDに基づき、所定アドレスにルートディレクトリFEおよびルートディレクトリの実体が連続的に書き込まれる。次に、作成されたルートディレクトリの実体に、EIFのFIDが追加される。このFIDにおいて、EIFのFEのアドレスが指定される。

【0034】このとき、EIFの属性がFID中に指定される。指定されるEIFの属性は、EIFが他の機器やOS (Operating System) によって消去、書き換え、移動などが行われないようにするためのものである。例えば「隠しファイル属性」、「システムファイル属性」および「読み出し専用ファイル属性」が、共にEIFの属性として指定される。

【0035】「隠しファイル属性」は、この属性が設定されたファイルを通常の方法では閲覧できなくする属性である。「システムファイル属性」は、この属性が設定されたファイルがシステムのために必要なファイルであることを示す属性である。「読み出し専用ファイル属性」は、この属性が設定されたファイルが読み出し専用であって、変更や消去がシステムによって禁止されることを示す属性である。これら3つの属性を共にファイルに指定することで、意図的な操作以外には、そのファイルに対する消去、書き換え、移動などの処理を行うことができなくされる。なお、これらの属性は、所定の方法で解除することができる。

【0036】次に、EIFのFEが作成される。上述したように、FEでは、当該ファイルのアドレスと大きさ

が指定される。したがって、FEを指定するだけで、当該ファイルが存在することになり、ダミーファイルとして用いることができる。EIFのFEには、「読み出し専用ファイル属性」および「システムファイル属性」が指定される。

【0037】このように、領域DAN-2内にEIFを存在させることで、領域DAN-2の空きエリアをEIFによって確保することができる。上述したように、DAN-2には、フォーマット処理後に、サブディレクトリのFEおよび実体書き込まれる。このときには、EIFの領域を削って、これらサブディレクトリのFEおよび実体が領域DAN-2に作成される。

【0038】なお、詳細は後述するが、領域DAN-2の作成順は、上述の順序に限られず、他の順序で行うようにしても良い。このとき当然、領域DAN-2における各情報の配置順序も変わってくる。

【0039】このようにして領域DAN-2が作成される。領域DAN-2の外側は領域DAN-3であるが、領域DAN-3では、特に何も処理が行われない。例えば、領域DAN-3として指定される領域を飛び越して次の処理がなされる。領域DAN-3の次は、RVDSが作成される。これは、上述したように、先に作成されたVRS、MVDSおよびLVISの情報が2度書きされる。RVDSが作成されて、ディスク1のフォーマット処理が完了される。

【0040】なお、上述では、領域DAN-2において、ルートディレクトリのFEおよび実体を書き込んでからEIFを作成し、さらにEIFのFEを作成するように説明したが、これはこの例に限定されない。この実施の第1の形態では、EIFのFEが配置される場所アドレスが固定的なものとされる。EIFのFEの配置場所としては、(1)ルートディレクトリの前、(2)ルートディレクトリの後、(3)領域DAN-2とDAN-3との間、この3通りが考えられる。図5A~図5Eを参照しながら、それぞれの場合についての領域DAN-2におけるEIFの作成方法について説明する。

【0041】なお、図5A~図5Eにおいて、ブロック全体が領域DAN-2に対応し、左端が領域DAN-1の終端に対応するものとする。すなわち、LSNは、図の左端から右端に向けて増加する。また、図5および後述の図6において、ディレクトリは「Dir」と略称されている。

【0042】図5Aは、領域DAN-2の先頭側にルートディレクトリのFEおよび実体が配され、領域DAN-2の終端にEIFのFEが配される例である。EIFの実体は、ルートディレクトリの実体の終端からEIFのFEの先頭の間の領域とされる。この図5Aの例では、ルートディレクトリの実体中の、EIFのFIDによって、領域DAN-2の終端側に配されるEIFのFEのアドレスが示される。そして、EIFのFEによ

り、アドレスを遡ってEIFの実体の開始アドレスが示される。

【0043】この図5Aの例では、ルートディレクトリの実体に続けて、領域DAN-2に対してサブディレクトリの情報(FEおよび実体)などの追加が行われる。EIFの実体は、先頭側から領域を削られ、EIFのFE中のADに記されたEIFの開始アドレス情報が書き換えられる。

【0044】この図5Aの例において、EIFのFEのアドレスを、予め決められたアドレスにしておくことで、ルートディレクトリの実体中のFIDを参照しなくても、EIFにアクセスすることができるようになる。したがって、ルートディレクトリの実体中の、EIFに対応するFIDが書き換えられることが無い。そのため、例えばEIFが何らかの原因で書き換えられるなどして壊されても、EIFのFEが残っていれば、EIFを容易に復元することができる。

【0045】図5Bは、領域DAN-2の先頭側にEIFのFEおよびEIFの実体が配され、領域DAN-2の終端側にルートディレクトリの実体およびFEが配される例である。ルートディレクトリの実体中のFIDによって、アドレスを遡ってEIFのFEが示され、EIFのFE中のADによって、EIFの実体が示される。

【0046】この図5Bの例では、EIFの実体の先頭側から削られて、領域DAN-2に対するサブディレクトリの情報の追加が行われる。EIFのFEも、それに伴い書き換えられる。なお、図5Bの例では、終端側に配されるルートディレクトリのFEは、フォーマット処理後に指定される。例えばルートディレクトリがフォーマット処理後に作成され、その際に、ルートディレクトリのFEが作成される。

【0047】通常、コンピュータシステムなどでは、ルートディレクトリからディスクのアクセスを行うため、この図5Bの例のように、EIFのFEおよび実体の後にルートディレクトリのFEおよび実体を配置することで、EIFのFEおよび実体に対する安全性が高まる。

【0048】以下同様にして、図5Cは、ルートディレクトリのFEの前にEIFのFEを配置する例である。すなわち、領域DAN-2の先頭側にEIFのFEとルートディレクトリのFEとを配置し、それに続けてルートディレクトリの実体およびEIFの実体が配される。また、図5Dは、領域DAN-2の先頭側にEIFのFEおよび実体が配され、終端側にルートディレクトリのFEおよび実体が配される例である。さらに、図5Eは、領域DAN-2の先頭側にルートディレクトリのFEおよび実体が配され、終端側にEIFのFEおよび実体が配される例である。

【0049】次に、フォーマット処理後にサブディレクトリを追加する方法について、より詳細に説明する。上述したように、サブディレクトリのFEおよび実体は、

領域DAN-2内に、EIFの実体の領域が削られて作成される。上述の図5Aの場合を例にとって、図6を参照しながら説明する。なお、図6において、各部の意味は、上述の図5と同じである。

【0050】図6Aは、フォーマット処理直後の様子を示す。この図6Aは、上述の図5Aに対応する図である。この状態に対して、サブディレクトリの追加を行う。先ず、図6Bに示されるように、ルートディレクトリの実体に対して、サブディレクトリを示すFIDの追加が行われる。このとき、EIFの実体のエリアのサイズを小さくするように、FIDが追加される。これは、実際には、ルートディレクトリの実体が置かれている最後のセクタが一杯になった場合に、EIFの実体が削られる。そうでない場合は、削る必要はない。

【0051】次に、サブディレクトリのFEを追加するため、EIFのサイズをさらに小さくする(図6C)。この場合には、EIFの実体を必ず削る必要がある。さらに、図6Dに示されるように、サブディレクトリの実体を追加するために、EIFの実体のサイズをさらに小さくする。また、これまでのEIFの実体のサイズの変更を反映するように、EIFのFEの情報が書き換えられる。

【0052】上述ではサブディレクトリを追加する例について説明したが、この方法は、ルートディレクトリにファイルを追加する場合にも、そのまま適用することが可能である。

【0053】なお、例えば上述した図5Eの例のように、サブディレクトリのFEの場所にEIFのFEが存在するような場合も考えられる。この場合には、EIFのFEを他のセクタに移動した後に、EIFに対応するFIDのアドレス情報を更新する必要がある。図5Aのような構成では、このような処理の必要は、無い。

【0054】次に、ルートディレクトリに対してファイルを追加する処理について、図7を用いて説明する。上述したように、ファイルのFEおよび実体は、領域DAN-3に配置される。ルートディレクトリにファイルを追加する際には、ルートディレクトリの実体中に、追加されるファイルのFIDが追加して書き込まれる。このとき、必要であれば、領域DAN-2のEIFのサイズが削られ、それに伴い、EIFのFEが書き換えられる。

【0055】ルートディレクトリの実体中に追加されAFIDに示されるアドレスに、追加されるファイル(ファイルAとする)のFEが作成される。ファイルAの実体は、このファイルAのFEに対し、アドレス的に連続して書き込まれる。さらにファイルB、ファイルC、・・・と書き込む場合には、直前に書き込まれたファイルAの実体の後端に、アドレス的に連続してファイルBのFEが作成され、このFEに対し、アドレス的に連続してファイルBの実体を書き込まれる。次のファイルCに

についても同様に、ファイルCのFEが直前のファイルBの後端から、アドレス的に連続して作成され、ファイルCのFEに対し、ファイルCの実体がアドレス的に連続的に書き込まれる。

【0056】このように、ファイルのFEの直後に当該ファイルの実体を配置することで、連続的なアクセスが可能になる。さらに、複数のファイルについて、連続的に配置すると、これら複数ファイルの連続的なアクセスをより高速に行うことができる。

【0057】ところで、例えば領域DAN-2に置かれた一つのルートディレクトリ下に、多くのサブディレクトリを追加したような場合、ルートディレクトリの実体中のFIDや、サブディレクトリのFEおよび実体が多数、追加されることになる。この結果、追加されたFIDやサブディレクトリのFEおよび実体によって、領域DAN-2が一杯になってしまうことが考えられる。

【0058】この発明においては、このような場合、若しディスク1の全体的な容量に余裕があれば、領域DAN-3の、ファイルが存在する位置の外側に、新たに領域DAN-2およびDAN-3を作成するようにできる。以下、この新たな領域DAN-2およびDAN-3を、領域DAN-2'および領域DAN-3'と称する。

【0059】図8は、領域DAN-2'および領域DAN-3'を概略的に示す。領域DAN-2'は、領域DAN-2に既に存在するEIFのFEにおいて、既存のADに対してAD'を追加して、EIFのファイルサイズを増加させることで形成される。追加されたAD'には、上述した、領域DAN-3のファイルが存在する位置の外側を示すアドレスが記されると共に、領域DAN-2'として追加するEIF'の大きさが記される。この追加されるEIF'の外側が、新たに形成される領域DAN-3とされる。ルートディレクトリに追加されるサブディレクトリのFEおよび実体は、この領域DAN-2'に書き込まれ、ファイルは、領域DAN-3'に書き込まれる。

【0060】また、このとき、既存の領域DAN-1にあるSBDが、領域DAN-2'に作成されたEIF'に対応して書き換えられる。これにより、領域DAN-2'に作成されたEIF'の領域が確保される。

【0061】EIFは、何らかの理由で破壊されてしまうことが有り得る。EIFが破壊されてしまうと、ファイルの実体が領域DAN-3に存在するにも関わらず、そのファイルを参照する情報(サブディレクトリのFEおよび実体など)が失われてしまい、実質的にそのファイルにアクセスできなくなるのである。そのため、EIFが破壊された場合には、これを復元する必要がある。

【0062】EIFの復元は、次のようにして行われる。一例として、EIFが消去され、同じディレクトリにファイルの追加が行われたような場合、ルートディレ

クトリの実体にあるEIFのFIDが消去されることになる。

【0063】第1の場合として、ルートディレクトリの実体中のFIDだけが消去され、EIFのFEの場所が残し、且つ、EIFのFEの場所が分かっている場合がある。この場合には、残っているEIFのFEに基づきEIFのFIDを作成し、作成されたFIDを、ルートディレクトリの実体に追加することで、復元することができる。

【0064】また、第2の場合として、EIFのFEの場所が分からなくなっていること場合考えられる。このときには、領域DAN-2の全域をスキャンして再計算し、EIFのFIDとFEを新規に作成することで、復元することができる。例えば、領域DAN-2をスキャンして、EIF以外の部分を抽出し、抽出された部分と領域DAN-2との差分をとることで、EIFの領域を求めることができる。領域DAN-2にEIFがまとめて確保されているので、このような復元方法が可能となる。

【0065】図9は、この発明に適用することができるドライブ装置の一例の構成を示す。ここでは、上述したディスク1を記録層に相変化金属材料を用いたものとし、ドライブ装置は、レーザの出力を調節することで記録層に加える温度を制御して結晶／非結晶に状態を変えさせる相変化技術によって、ディスク1にデータの記録を行うものとする。

【0066】ディスク1は、スピンドルモータ22によって、回転駆動される。ディスク1にデータを記録し、また、データをディスク1から再生するために、光ピックアップ23が設けられている。光ピックアップ23が送りモータ24によってディスク径方向に送られる。

【0067】外部のホストコンピュータ30からのデータがインターフェイス29（例えばSCMS(Serial Copy Management System)）を介してドライブに供給される。インターフェイス29には、エンコーダ／デコーダブロック25が接続され、エンコーダ／デコーダブロック25には、バッファメモリ26が接続されている。バッファメモリ26は、ライトデータまたはリードデータを保持する。

【0068】ライトデータがインターフェイス29を介してエンコーダ／デコーダブロック25に供給される。エンコーダ／デコーダブロック25では、記録時には、上述したフォーマットのデータを生成し、次にそのフォーマットに従ってデータをエンコードする。再生時には、デコード処理を行い、デジタルデータをインターフェイス29を介してホストコンピュータ30に出力する。アドレスは、例えばエンコーダ／デコーダブロック25において、サブコードとして付加され、また、データ中のヘッダに対しても付加される。

【0069】エンコーダ／デコーダブロック25からの

記録データが記録イコライザ27を介してレーザドライバ28に供給される。レーザドライバ28では、ディスク1に対して記録データを記録するための所定のレベルを有するドライブ波形が生成される。レーザドライバ28の出力が光ピックアップ23に対して供給され、データが記録される。レーザドライバ28は、RF信号処理ブロック31内のAPC(Automatic Power Control)によって、上述したように、レーザパワーが適切なものに制御される。また、ディスク1からの戻り光により発生した信号がRF信号処理ブロック31に供給される。アドレス抽出回路32では、RF信号処理ブロックから供給された信号に基づき、アドレス情報の抽出を行う。抽出されたアドレス情報は、後述する制御用マイコン33に供給される。

【0070】また、RF信号処理ブロック31では、マトリックスアンプがフォトディテクタの検出信号を演算することによって、トラッキングエラー信号TERR、フォーカスエラー信号FERRを生成する。トラッキングエラー信号、フォーカスエラー信号がサーボブロック34に供給される。

【0071】制御用マイコン33がアドレスを使用してシーク動作を制御し、また、制御信号を使用してレーザパワーの制御等を行う。制御用マイコン33は、CPU(Central Processing Unit)、RAM(Random Access Memory)およびROM(Read Only Memory)などからなり、インターフェイス29、エンコーダ／デコーダブロック25、RF信号処理ブロック31、サーボブロック34等、ドライブの全体を制御する。また、制御用マイコン33に対してメモリ36を接続することもできる。

【0072】さらに、ディスク1を再生することで得られるRF信号がエンコーダ／デコーダブロック25に供給され、エンコーダ／デコーダブロック25では、記録時に施された変調処理の復調、エラー訂正符号の復号（すなわち、エラー訂正）等の所定のフォーマットに準ずるデコードを行う。エンコーダ／デコーダブロック25では、再生データがバッファメモリ26に格納される。ホストコンピュータ30からのリードコマンドが受け付けられると、リードデータがインターフェイス29を介してホストコンピュータ30に対して転送される。

【0073】RF信号処理ブロック31からのフレーム同期信号、トラッキングエラー信号およびフォーカスエラー信号と、アドレス抽出回路からのアドレス情報がサーボブロック34に供給される。サーボブロック34は、光ピックアップ23に対するトラッキングサーボおよびフォーカスサーボと、スピンドルモータ22に対するスピンドルサーボと、送りモータ24に対するスレッドサーボを行う。

【0074】なお、上述では、ドライブ装置に対してホストコンピュータ30が接続されると説明したが、これはこの例に限定されない。ドライブ装置に接続される機

器は、デジタル信号の入出力を行いインターフェイスが適合していれば、他の機器でも良い。例えば、このドライブ装置は、例えば撮像画像をディスク状記録媒体に記録するようにされたカメラ付き携帯用デジタルビデオレコーダに内蔵されるものとしても良い。

【0075】上述では、ディスク1に対するフォーマットデータをエンコーダ/デコーダブロック25で生成するように説明したが、これはこの例に限定されない。フォーマットデータは、制御用マイコン33で生成することができる。また、フォーマットデータは、ホストコンピュータ30から供給するようにしても良い。

【0076】次に、この発明の実施の第2の形態について説明する。上述では、領域DAN-2の空き領域をファイルとして管理し、ルートディレクトリのサブディレクトリのFEおよび実体を、領域DAN-2にフォーマット時にダミーファイルとして確保した、EIFのサイズを削ることで追加していった。この実施の第2の形態では、領域DAN-2の空きエリアを、メモリ上で管理する。

【0077】なお、この実施の第2の形態において、ディスク1のフォーマットおよびドライブ装置の構成は、上述の実施の第1の形態と略、同様のものを用いることができる。

【0078】先ず、ディスク1'は、フォーマット時に、領域DAN-1およびDAN-2を作成される。その際に、上述の実施の第1の形態とは異なり、領域DAN-2の空きエリアに対して特定のファイルEIFを作成しない。すなわち、領域DAN-2として所定の領域を確保するが、その空き領域に対してダミーファイルを設定しない。したがって、領域DAN-1に作成されるSBDも、その領域は、空きエリアとして示される。

【0079】このようにしてフォーマットされたディスク1'は、ドライブ装置に挿入時や電源投入時などに、最初に領域DAN-2の全体がスキャンされるように駆動される。そして、空きエリアを検出し、検出された空きエリアの情報を、空きエリア管理テーブルとして装置のメモリに記憶する。空きエリア管理テーブルは、例えば上述の図9に示される構成において、メモリ36に記憶される。空きエリア管理テーブルは、例えば、空きエリアの開始あるいは終了アドレスと、長さとの組み合わせのリストからなる。

【0080】空きエリア管理テーブルの構成は、上述に限られない。例えば、領域DAN-2をセクタ毎に読んでいき、1セクタに例えば1ビットのフラグを割り当ててビットマップデータを構成しても良い。

【0081】すなわち、この実施の第2の形態においては、領域DAN-2の空きエリア情報に関するADがメモリ上に管理される。そのため、上述の実施の第1の形態のようなEIFを領域DAN-2中に確保する必要が無く、またそのため、EIFのFEを作成する必要がな

い。したがって、その分だけ、領域DAN-2を遊覧し使用することができる。また、領域DAN-2の空きエリア情報がメモリ上に管理されるため、領域DAN-2に対する変更を高速に行うことができ、ディスク1'上のファイルやディレクトリの書き換えや追加、削除などを高速に行うことができる。

【0082】この発明によれば、ルートディレクトリに関する情報や、サブディレクトリのFEおよび実体といった、ファイルシステムにおける管理情報がディスク1'上のまとまった領域である領域DAN-2に書き込まれる。そのため、ディスク1'のドライブ挿入時や電源投入時などに空きエリア管理テーブルを作成するためにディスク1'をスキャンする動作も、ディスク上にこれらの情報が存在している場合よりも高速に行うことができる。

【0083】このディスク1'上に存在する通常のディレクトリやファイルは、上述の実施の第1の形態と同様に、実際にディスク1'上の領域DAN-2の情報を読みにいき、その情報に基づきアクセスされる。ファイルやディレクトリの追加が行われると、メモリ上に存在する空きエリア管理テーブルにおいて、ファイルやディレクトリの追加に伴い変更される領域DAN-2の情報に対応する項目が書き換えられる。それと共に、ディスク1'における領域DAN-2の実際の情報も書き換えられる。

【0084】なお、この実施の第2の形態は、パーソナルコンピュータのような汎用的にデータを記録する装置にも適用可能であるが、例えば撮像画像をディスク状記録媒体に記録するようにされたカメラ付き携帯用デジタルビデオレコーダのような、機能が特定された装置に適用するのがより好適である。

【0085】また、上述では、この発明が光ディスクや光磁気ディスクなどの、換装可能なディスク状記録媒体に適用されるように説明したが、これはこの例に限られない。この発明は、媒体上に記録されるデータを媒体上に存在する所定の管理情報によって管理するようにしたディスク状記録媒体であれば、他の種類のものにも適用可能である。例えば、この発明は、ハードディスクドライブなどの固定ドライブにも適用可能である。

【0086】

【発明の効果】以上説明したように、この発明は、ディスク上で管理されるディレクトリやファイルなどの名前やアドレス、長さなどが、ディスク上の所定の領域(領域DAN-2)にまとめて記録される。そのため、これらの管理情報を高速に読み出すことができるという効果がある。

【0087】また、この発明は、ディスク上で管理されるディレクトリやファイルなどの名前やアドレス、長さなどが、領域DAN-2にまとめて記録されるため、これらの情報が何らかの理由により破壊された場合のファ

イルの再構築にかかる時間を短縮することができる効果がある。

【0088】さらに、この発明の実施の第1の形態では、領域DAN-2の空き領域が、ファイルとして管理される。そのため、この領域DAN-2に対する、例えば他のOSからの書き込みを制限することができるという効果がある。

【0089】さらにまた、この発明の実施の第1の形態では、領域DAN-2において、ディレクトリなどが作成されるなどにより管理情報やディレクトリの実体が追加されるときは、空き領域として管理されるファイルを、削って情報の追加を行っている。そのため、ディレクトリの実体を書き換える必要が無いという効果がある。

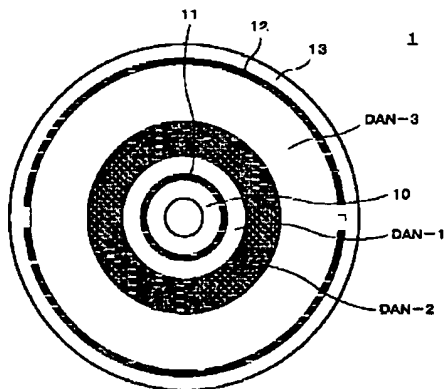
【0090】また、この発明の実施の第1の形態によれば、領域DAN-2が一杯になったときには、領域DAN-2の空き領域として管理されるファイルの情報を書き換えるだけで、領域DAN-2を拡張することができるという効果がある。

【0091】さらに、この発明の実施の第1の形態によれば、領域DAN-2の空き領域として管理されるファイルに対して、特別な属性が設定されるため、他のOSなどからこの空き領域として管理されるファイルが消去されることが未然に防がれるという効果がある。

【図面の簡単な説明】

【図1】この発明によるディスク状記録媒体の論理フォーマットをディスクの形状に対応付けて示す略線図である。

【図1】



る。

【図2】ボリューム情報領域の一例の内容を示す略線図である。

【図3】この発明によるディレクトリ、ファイルおよび空きエリアの管理方法について説明するための略線図である。

【図4】この発明によるディレクトリ、ファイルおよび空きエリアの管理方法について説明するための略線図である。

【図5】領域DAN-2におけるEIFの作成方法について説明するための略線図である。

【図6】フォーマット処理後にサブディレクトリを追加する方法を説明するための略線図である。

【図7】ルートディレクトリに対してファイルを追加する処理を説明するための略線図である。

【図8】新規に追加された領域DAN-2' および領域DAN-3' を概略的に示す略線図である。

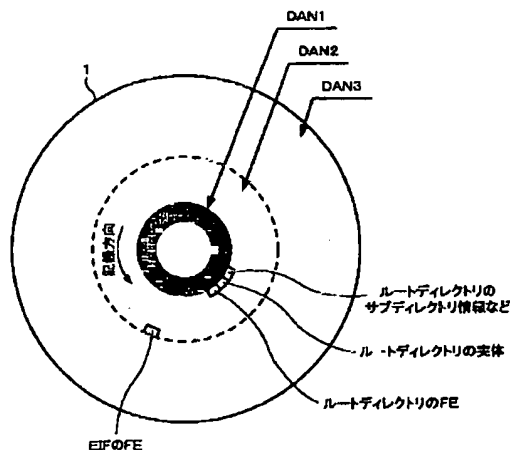
【図9】この発明に適用することができるドライブ装置の一例の構成を示すブロック図である。

【図10】従来のUDFによるディスク上のデータ配置の例を示す略線図である。

【符号の説明】

1・・・ディスク状記録媒体、10・・・リードイン領域、11、12・・・ボリューム情報領域、13・・・リードアウト領域

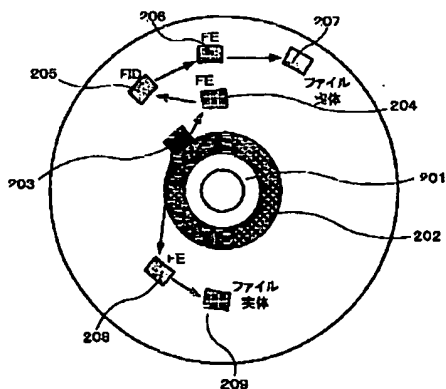
【図3】



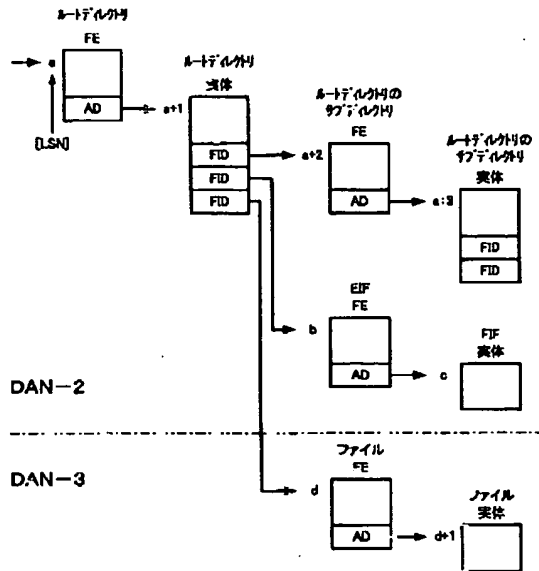
【図2】

LSN	Description	Structure	LBN
0 to 15	Reserved (all 00h bytes)		Not Assigned
16	Beginning Extended Area Descriptor	Volume Recognition Sequence (VRS)	
17	NSR Descriptor		
18	Terminating Extended Area Descriptor		
19 to 31	Reserved (all 00h bytes)		
32	Primary Volume Descriptor	Main Volume Descriptor Sequence (MVDS)	
33	Implementation Use Volume Descriptor		
34	Partition Descriptor		
35	Logical Volume Descriptor		
36	Unallocated Space Descriptor		
37	Terminating Descriptor		
38 to 47	Trailing Logical Sectors (all 00h bytes)		
48	Logical Volume Integrity Descriptor	Logical Volume Integrity Sequence (LVIS)	
49	Terminating Descriptor		
50 to 63	Trailing Logical Sectors (all 00h bytes)		
64 to 255	Reserved (all 00h bytes)		
256	Anchor Volume Descriptor Pointer	First Anchor Point	
257 to 271	all 00h bytes Data		
272 to Last LSN-272	Descriptors for File Structure and Files	Partition (LVS)	0 to Last LBN
Last LSN-271 to Last LSN-257	all 00h bytes Data		Not Assigned
Last LSN-256	Anchor Volume Descriptor Pointer	Second Anchor Point	
Last LSN-255 to Last LSN-224	Reserved (all 00h bytes)		
Last LSN-223	Primary Volume Descriptor	Reserve Volume Descriptor Sequence (RVDS)	
Last LSN-222	Implementation Use Volume Descriptor		
Last LSN-221	Partition Descriptor		
Last LSN-220	Logical Volume Descriptor		
Last LSN-219	Unallocated Space Descriptor		
Last LSN-218	Terminating Descriptor		
Last LSN-217 to Last LSN-208	Trailing Logical Sectors (all 00h bytes)		
Last LSN-207 to Last LSN-1	Reserved (all 00h bytes)		
Last LSN	Anchor Volume Descriptor Pointer	Third Anchor Point	

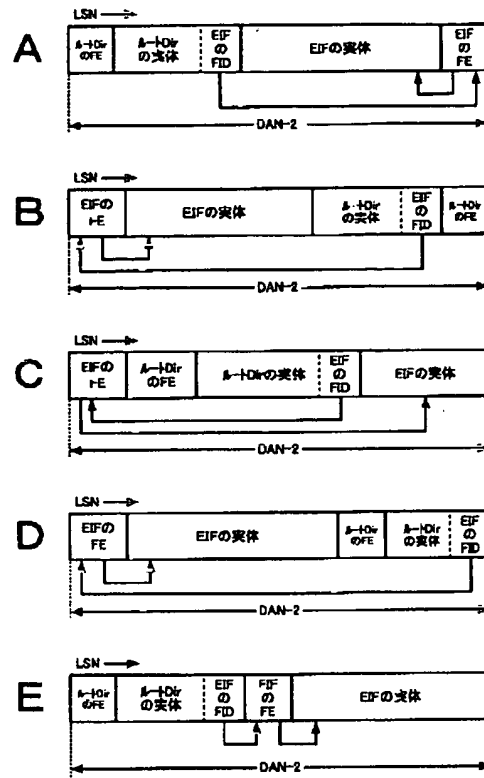
【図10】



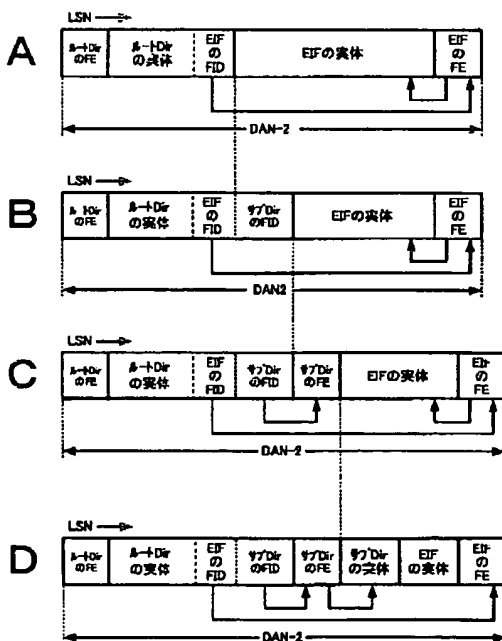
【図4】



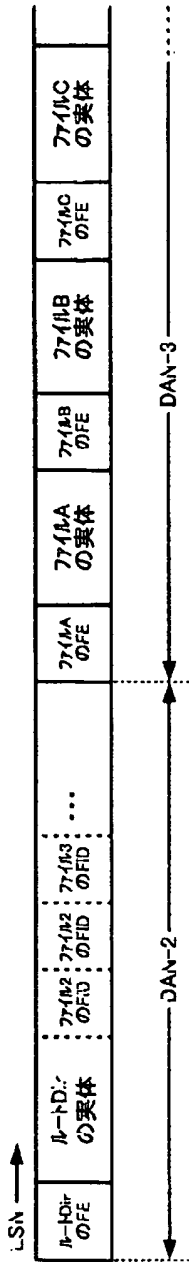
【図5】



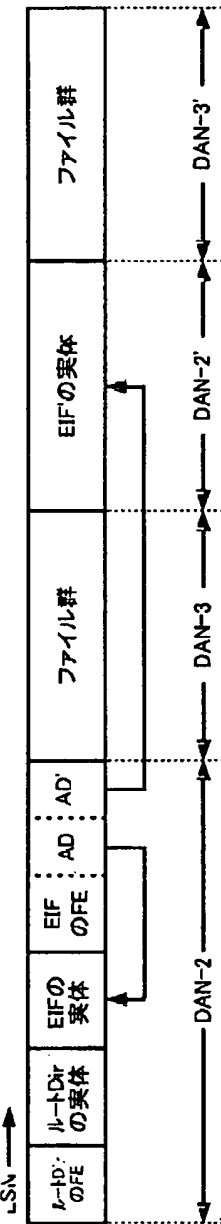
【図6】



【図7】



【図8】



【図9】

